

# MPLS망에서 실시간 전송 서비스를 위한 CR-LSP 고장 감내 메커니즘

정화원 김숙연\*, 정민영\*, 양선희\*, 이유경\*

## CR-LSP Fault Tolerant Mechanism for Real Time Traffic Transmission on MPLS network

Sook-Yeon Kim\*, Min Young Chung\*, Sunhee Yang\*, and Yoo-Kyoung Lee\*

*Regular Members*

요 약

차세대 IP망으로서 각광 받고 있는 MPLS(Multiprotocol Label Switching) 망에서 이산 라우팅 (dispersity routing) 기반의 고장 감내 방식을 제안하고 분석한다. 본 방식의 대상이 되는 서비스는 MPLS망의 입구로부터 출구까지의 트래픽 흐름에 대하여 항상 일정량의 대역폭을 요구하는 실시간 전송이다. 본 방식은 CR-LSP (ConstRaint-based Label Switched Path) 집합을 설정함으로써 그 집합에 속하는 모든 경로를 동작 경로이자 보호 경로로 활용한다. 수치적 분석을 위하여 본 방식을 메커니즘 0로써 정형화하는 한편, 동작 경로에 대한 보호 경로를 따로 두는 기존의 고장 감내 방식들을 메커니즘 k로써 정형화한다. 메커니즘 k는 동작 경로에 대한 보호 경로의 대응 관계가 일-대-일, 일-대-다, 다-대-일, 혹은 다-대-다인 기존의 경로 보호 방식들을 모두 포함한다. 정형화된 두 메커니즘의 서비스 가용성과 자원 활용도의 관계를 밝힘으로써 이산 라우팅의 효과를 고장 감내의 측면에서 분석한다. 또한 고객의 서비스 가용성에 대한 요구 수준에 따라 자원의 할당 양을 조절할 수 있음도 보인다. 결론적으로 이산 라우팅을 기반으로 하는 고장 감내 방식은 동작 경로에 대한 보호 경로를 따로 두는 기존의 고장 감내 방식들보다 서비스 가용성과 자원 활용도 측면에서 매우 우수하다.

ABSTRACT

A path protection mechanism based on dispersity routing is proposed and analyzed on MPLS (Multiprotocol Label Switching) networks that are emerging as next generation IP networks. The target service of this mechanism is a real time transmission that requires bandwidth guaranteed from an entrance to an exit of the network. This mechanism utilizes a set of CR-LSP (ConstRaint-based Label Switched Path) for working paths as well as protection paths. This mechanism is formalized as Mechanism 0. Meanwhile the previous mechanisms, that utilize working paths separated from protection paths, are formalized as Mechanism k. Mechanism k includes all the mapping relationship of one-to-one, one-to-many, many-to-one, and many-to-many from the number of working paths to the number of protection paths. Mechanism 0 and Mechanism k are analyzed in terms of service availability and resource utilization. This analysis shows the effect of dispersity routing in path protection. In addition, this analysis gives a plan to decide the amount of resource based on the customer's request for the service availability. In result, the proposed path protection mechanism is superior to the previous mechanisms that utilize working paths separated from protection paths in terms of service availability and resource utilization.

\* 한국전자통신연구원 네트워크기술연구소 인터넷기술연구부 ({sykim, mychung, shyang, leeyk}@etri.re.kr)  
논문번호: 00446-1128, 접수일자: 2000년 11월 28일

## I. 서론

최근 인터넷의 급격한 팽창으로 대량의 IP 트래픽에 대한 고속 전송의 필요성이 증대되었고, 이와 더불어 인터넷을 통하여 QoS (Quality Of Service) 및 VPN (Virtual Private Network) 과 같은 고급 서비스를 받고자 하는 요구도 더욱 확산되고 있다. 이러한 요구에 부응하여 세계적인 네트워크 회사들은 라우팅 기능에 의한 데이터 전달 방식 대신 레이블 교환에 의한 고속 교환 방식을 사용하는 독자적인 기술들을 개발하였다. 이런 기술들은 IETF (Internet Engineering Task Force)에서 MPLS(Multi-protocol Label Switching)로써 표준화되고 있다<sup>1)</sup>. MPLS는 IP망의 성능을 개선할 수 있을 뿐 아니라 QoS 및 VPN과 같은 고급 서비스를 제공하기에 용이한 구조를 가지고 있어 차세대 IP망 기술로서 각광 받고 있다.

MPLS망을 소유한 서비스 제공자가 QoS를 요구하는 고객에게 신뢰성 있는 서비스를 제공하려면 망의 일부에 고장이 발생할지라도 고객의 트래픽 흐름을 안전하게 보호하는 메커니즘이 필요하다. 통상 MPLS망에서는 트래픽 흐름이 통과하는 CR-LSP (Constraint-based Label Switched Path) 외에 여분의 CR-LSP를 설정함으로써 고장 시 활용하는 경로 보호 기술을 사용하고 있다<sup>2)</sup>. 여기서 트래픽 흐름이 지나가는 CR-LSP를 동작 경로 (working path)라 하고 동작 경로가 고장일 때 활용하는 CR-LSP를 보호 경로 (protection path)라 한다. QoS 서비스를 위한 동작 경로나 보호 경로는 대역폭이나 버퍼량과 같은 자원의 예약을 동반한다.

경로 보호 방법을 보호 경로 설정 시기에 따라 분류해 보면 동적 리라우팅 (dynamic rerouting)과 사전 설정 (pre-configuration)으로 나눌 수 있다. 전자는 동작 경로에 고장이 발생한 후에 보호 경로를 설정하는 방식이고<sup>3)</sup>, 후자는 트래픽이 전송되기 전에 미리 설정해 놓는 방식이다<sup>4,5)</sup>. 동적 리라우팅은 망 자원의 활용도 (이하 활용도) 측면에서 매우 유리하고 트래픽 흐름의 유형이 자주 바뀌는 서비스를 위해 적절하다. 그러나 복구를 위한 시간 지연이 클 뿐 아니라 자원의 부족으로 복구할 수 없는 상황도 발생한다. 따라서 트래픽 유형이 고정되어 있는 서비스나 시간 준수가 필수적인 서비스나 높은 수준의 가용성(availability)을 요구하는 서비스를 위해서는 보호 경로를 사전 설정함이 적절

하다<sup>6)</sup>. 왜냐하면 사전 설정 방식에서는 망 자원을 미리 예약함으로써 고장이 발생한 즉시 트래픽을 이전할 수 있기 때문이다. 보호 경로의 사전 설정이 필수적인 응용은 원격 진료(remote surgery), 우주 작전 (space mission), 대화식 멀티미디어 응용 (interactive multimedia application) 등과 같은 실시간 전송을 포함한다.

사전 설정 방식은 동적 리라우팅에 비해 높은 수준의 서비스 가용성(이하 가용성)을 제공한다. 그럼에도 불구하고 보호 경로가 모두 고장이거나 보호 경로의 유휴 망 자원이 부족하면 동작 경로의 고장 시에 복구할 수 없다. 이러한 서비스 중단 상황이 발생하지 않을 가능성을 사전 설정 방식의 가용성으로 정의할 때, 사전 설정 방식에 따른 가용성 차이는 매우 크다. 따라서 실시간 전송과 같이 높은 수준의 가용성을 요구하는 응용을 위해서는 그 수준에 맞는 사전설정 방식을 도입해야 한다. 일반적으로 보호 경로 개수를 늘이거나 보호 경로에 할당하는 망 자원을 증가시키면 가용성은 증대되나 활용도는 감소된다. 따라서 가용성과 활용도를 동시에 최대화하는 사전 설정 방식이 필요하다. 그러나 동작 경로와 보호 경로가 일대일<sup>10)</sup>, 일대다, 다대일<sup>11, 12)</sup>, 혹은 다대다의 관계를 가지는 기존의 경로 보호 메커니즘들은 동작 경로와 보호 경로를 따로 두기 때문에 가용성과 활용도를 동시에 증진시키는 데에 한계가 있었다.

한편 연결 기반의 통신망에서 실시간 전송 서비스를 위하여 하나의 트래픽 흐름을 여러 경로들에 나누어 전송하는 이산 라우팅 (dispersity routing)은 십여 년 전부터 연구되어 왔다<sup>13, 14, 15, 16, 17)</sup>. 이산 라우팅의 효과 중 대표적으로 알려진 것들은 다음과 같다. 첫째, 트래픽 흐름의 순간-과부하 (burst)의 효과를 분산시킴으로써 밀집(congestion)을 방지한다. 둘째, 망 고장으로 인한 트래픽 흐름의 손상을 일부분으로 국한시킨다. 셋째, 트래픽 흐름의 메시지들을 쪼개서 전송할 경우 메시지 당 전송 시간이 줄어든다. 넷째, 지정된 토폴로지(topology) 상에서 여러 개의 트래픽 흐름들에 동시에 이산 라우팅을 적용하면 망의 자원 활용도를 증진시킬 수 있다.

본 논문에서는 MPLS에서 가용성과 활용도를 동시에 최대화하는 이산 라우팅 기반의 고장 감내 방식을 제안하고 분석한다. 본 메커니즘의 대상이 되는 서비스는 MPLS망의 입구로부터 출구까지의 트래픽 흐름에 대하여 항상 일정량의 대역폭을 요구

하는 원격 사이트 간의 실시간 전송이다. 본 방식은 CR-LSP 집합을 설정함으로써 그 집합에 속하는 모든 경로를 동작 경로이자 보호 경로로써 활용한다. 본 방식의 이산 라우팅의 효과를 고장 감내의 측면에서 분석하기 위하여, 본 방식을 메커니즘 0로써 수치적으로 정형화한다. 또한 동작 경로에 대한 보호 경로를 따로 두는 기존의 고장 감내 방식들을 메커니즘 k로써 정형화한다. 메커니즘 k는 동작 경로에 대한 보호 경로의 대응 관계가 일-대-일, 일-대-다, 다-대-일, 혹은 다-대-다인 기존의 경로 보호 방식들을 모두 포함한다. 정형화된 두 메커니즘의 가용성과 활용도의 관계를 밝힘으로써 이산 라우팅의 효과를 고장 감내의 측면에서 분석한다. 또한 고객의 가용성에 대한 요구 수준에 따라 자원의 할당량을 조절할 수 있음도 보인다.

2장에서는 MPLS 기술을 간략히 소개하고, 3장에서는 MPLS망에서 실시간 전송 서비스를 위한 고장 감내 방식을 제안한다. 이 방식은 설정된 CR-LSP들을 모두 동작 경로이자 보호 경로로써 활용한다. 4장에서는 3장의 경로 보호 방식을 메커니즘 0로써 수치적으로 정형화한다. 또한 동작 경로에 대한 보호 경로를 따로 두는 고장 감내 방식을 메커니즘 k로써 정형화한다. 5장에서는 두 메커니즘의 활용도와 가용성의 관계를 수식으로 밝히고 비교 분석한다. 6장에서는 관련 연구를 밝히고 7장에서는 결론을 맺는다.

## II. MPLS 개요

이 장에서는 MPLS 기술을 간략히 소개한다. MPLS는 망 입출력 시에만 IP 패킷에 대하여 헤더 록업에 의한 전달을 하고, 망 중심에서는 레이블을 이용한 고속 교환을 하여 IP 망의 성능을 개선한 기술이다. MPLS는 비연결형으로 동작하는 IP 망 내에 논리 채널인 LSP (Label Switched Path)를 설정하여 연결형으로 동작하도록 한다.

그림 1과 같이 MPLS망은 LER들과 LSR들과 그들 간의 링크들로 구성된다. LER (Label Edge Router)은 망의 에지에 위치하여 다른 망과 연동하거나 가입자를 수용하고 LSR (Label Switch Router)들은 MPLS 망의 중심에 위치한다. MPLS 망의 입구에 있는 LER은 망의 외부로부터 유입되는 패킷의 IP 헤더(목적지 주소 포함)를 분석하여 이 패킷이 전달될 LSP를 결정한다. 그런 후 그 LSP에 해당하는 레이블을 해당 패킷에 인캡슐레이

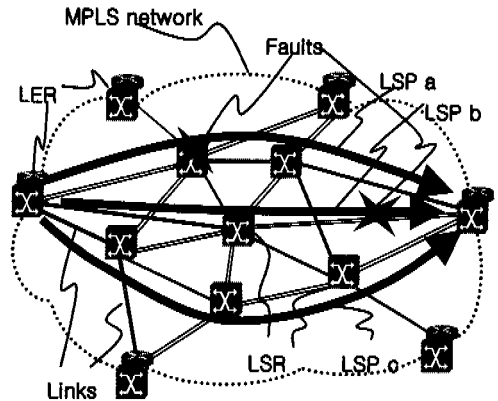


그림 1. MPLS망의 예

션하여 그 LSP에 해당하는 출력 인터페이스로 전달한다. LSR은 레이블이 인캡슐레이션된 패킷을 받으면 그 레이블만 검사한다. 그 검사 결과를 활용하여 해당 패킷에 레이블을 바꾸어 인캡슐레이션한 후 정해진 출력 인터페이스로 전달한다. 망 출구에 있는 LER은 도착한 패킷에서 레이블을 제거한다. 그런 후 그 제거된 레이블 혹은 IP 헤더의 정보에 따라 그 패킷을 망의 외부로 전달한다.

LSP는 LDP(Label Distribution Protocol)가 IP 라우팅 프로토콜과 연동함으로써 자동으로 설정된다. 그러나 CR-LDP (Constraint-based Label Distribution Protocol) 나 RSVP-TE (ReSource reservation Protocol-Traffic Engineering) 을 이용하여 특정 조건을 만족하도록 강제적으로 설정할 수도 있다<sup>18, 19, 20</sup>. 특정 조건을 만족하도록 강제적으로 설정된 LSP는 보통의 LSP와 구분하여 CR-LSP라 불린다. 여기서 특정 조건은 CR-LSP가 지나는 LSR들에 대한 명시, 혹은 대역폭이나 버퍼량과 같은 자원 예약에 대한 명시를 포함한다. 어떤 CR-LSP가 예약한 자원을 제대로 활용할 수 없으면 그 CR-LSP는 고장으로 간주된다. LSP의 고장은 LSR의 고장이나 링크의 고장이나 과부하등의 원인으로 부터 발생한다. 고장이 아닌 CR-LSP는 정상인 CR-LSP이다.

## III. 고장 감내 방식 제안

이 장에서는 MPLS망의 입구로부터 출구까지의 트래픽 흐름에 대하여 항상 일정량의 대역폭을 요구하는 실시간 전송 서비스 (이하 본 서비스)에 대

한 고장 감내 방식 (이 본 방식)을 제안한다. 먼저 MPLS 경로 보호 방식에 대한 분류 기준<sup>[3]</sup>에 따라 본 방식을 분류하고, 본 서비스를 위한 MPLS망의 동작을 간략히 설명한 후, MPLS망의 추가 기능을 제시하고, LER의 기능 구조와 데이터 패킷의 전달 과정을 제시한다.

1. 본 방식의 분류

MPLS 경로 보호 방식에 대한 분류 기준<sup>[3]</sup>에 따르면 본 방식은 다음과 같이 구분된다. 본 방식에서 보호 경로는 사전 설정 방식(pre-established)으로 만들어 지나 사전 권한 부여 (pre-qualified) 방식으로 만들어 진다고 봐도 무방하다. 보호 경로에 대한 자원 할당은 사전 예약(pre-reserved)되며 그 자원은 복구 만을 위한 전용 자원(dedicated-resource)이다. 이와 더불어 보호 경로는 동작 경로와 똑 같은 수준의 자원의 예약과 전송의 수행을 보장하므로 동등한 복구 클래스(equivalent recovery class)에 속한다. 본 방식은 동작 경로가 고장이면 보호 경로로 스위치 오버(switch over)되고, 고장이었던 동작 경로가 회복되면 보호 경로에서 스위치 백(switch back)되는 전환 모드(revertive mode)로 동작한다. 동작 경로와 보호 경로간의 매핑은 다대다 방식의 특징을 가지면서도 동시에 분열 경로 보호(split path protection) 방식의 특징도 가진다. 한편, 장애 검출 항목은 경로 고장 (path failure)과 링크 고장(link failure)이다. 또한 PSL(Path switched LSR)과 PML(Path Merge LSR)은 각각 입구 LER과 출구 LER이므로 복구의 범위는 전체이다(global repair).

본 방식은 패킷의 재배열을 허용한다.

2. MPLS망의 동작 개요

본 방식은 원격 사이트간의 실시간 전송 서비스를 MPLS망을 통해 하기 위한 것이다. 그림 2는 MPLS망을 통해 원격 사이트간의 실시간 전송을 하는 예이다. 이 예에서와 같이 각 사이트는 LER의 인터페이스에 접속되고, LER간은 CR-LSP를 이용하여 연결된다. 여기서 인터페이스는 물리적일 수도 있지만 논리적이어도 무방하다. 본 서비스를 하기 전에 MPLS망 사업자는 고객과 협약을 하고 고객 사이트들을 LER들에 접속시킨다. 여기서 협약은 대역폭의 양과 가용성의 수준을 포함한다.

본 서비스를 위한 MPLS망의 동작은 다음과 같은 세 단계로 이루어진다. 단계 1: 망의 유휴 자원을 검색함으로써 입구 LER과 출구 LER간에 대역폭 B를 가지는 CR-LSP를 n개 설정할 수 있는지 확인한다. 여기서 변수 n과 B는 고객과의 협약을 만족시킬 수가 있어야 한다. 고객의 예약 대역폭과 가용성의 요구 수준에 따라 n과 B를 결정하는 방법은 5장에서 제시한다. 단계 2: 확인된 유휴 망 자원을 기반으로 대역폭 B를 가지는 CR-LSP를 n개 설정한다. 단계 3: 설정된 CR-LSP들 중 고장인 것이 있는지 항상 감시하면서 고장이 아닌 CR-LSP만을 통하여 트래픽을 나누어 전송한다.

3. 본 서비스를 위한 MPLS망의 추가 기능

본 서비스를 위한 MPLS망의 추가 기능은 개략적으로 다음과 같다.

- 고객 관리 기능
- 고객 사이트의 접속 및 트래픽 흐름의 인식 기능
- 망 자원 검색 및 경로 계산 기능
- CR-LSP 설정 기능
- CR-LSP 고장 감지 기능
- 부하 분산 기능
- CR-LSP의 ID (identifier)에 따른 패킷 포워딩 기능

고객 관리 기능은 MPLS망 사업자와 고객이 실시간 전송을 위해 맺은 협약에 관한 정보를 유지 관리하는 기능이다. 이 협약은 대역폭의 양이나 가용성의 수준을 포함한다. 고객 사이트의 접속 및 트래픽 흐름의 인식 기능은 본 서비스를 받는 고객 사이트를 접속시키고 그 사이트의 트래픽 흐름을 다른 흐름들과 구분하기 위한 기능이다. 트래픽 흐름의 구분 기능은 고객의 패킷이 입력된 사이트의 접속 인터페이스를 LER이 구분함으로써 수행될 수

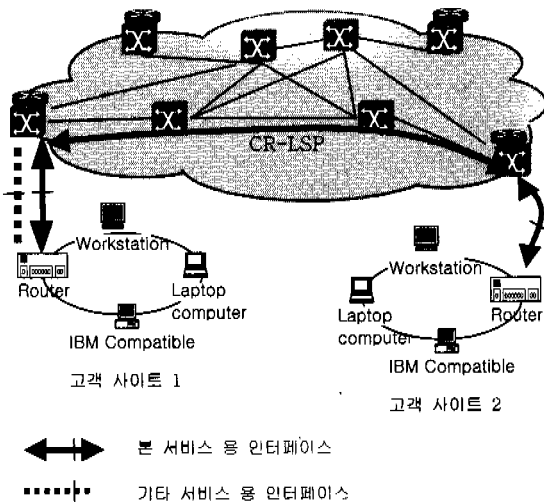


그림 2. MPLS망을 통한 원격 사이트간의 실시간 전송

있다. 본 서비스를 받는 트래픽 흐름과 다른 트래픽 흐름은 LER에 대한 접속 인터페이스가 다를 뿐이며 IP 패킷들로 구성된다는 점에서는 같다. 망 자원 검색 및 경로 계산 기능은 고객과의 협약을 만족시킬 수 있는 CR-LSP 집합을 설정할 수 있는지 확인하고 경로를 계산하는 기능이다. 여기서 경로를 계산한다 함은 CR-LSP가 통과할 LSR들을 결정한다는 의미이다. 본 서비스는 입구 LER의 특정 입력 인터페이스에서 출구 LER의 특정 출력 인터페이스까지 대역폭 R을 항상 보장하기 위한 것이다. 따라서 CR-LSP들을 두 개 이상 설정함으로써 대역폭 R이상의 대역폭을 확보할 수 있는지 확인해야 한다.

CR-LSP 설정 기능은 자원의 예약을 동반하는 CR-LSP를 설정하는 기능이다. 고장 감지 기능은 망의 고장 시에도 트래픽 흐름의 안전한 전송을 보장하기 위한 기능이다. 이 기능은 본 서비스를 지원하는 LER이 자신을 입구 LER로 하는 CR-LSP중 고장인 것들을 감별하는 장치를 가짐으로써 수행될 수 있다. 부하 분산 기능은 트래픽 흐름을 고장이 아닌 CR-LSP들에 똑 같은 양으로 나누어 분산시키는 기능이다. 이 부하 분산 기능에 의하여 고객의 데이터 패킷이 어느 CR-LSP를 통과 할지 결정된다. CR-LSP의 ID에 따른 패킷 포워딩 기능은 CR-LSP의 ID에 따라서 고객의 데이터 패킷을 포워딩 하는 기능이다. 본 논문에서는 패킷의 순서 유지에 대한 기능은 고려하지 않는다. 왜냐하면 MPLS망이 IP 패킷들로 구성된 트래픽 흐름의 전송만을 책임진다고 가정할 수 있기 때문이다. TCP와 같은 상위 계층이 패킷의 순서 유지 기능을 수행할 수 있다.

4. 본 서비스를 위한 LER의 기능 구조

이 절에서는 본 서비스를 위한 LER의 기능 구조를 밝힌다. LER이 출구 역할을 할 때 본 서비스를 위한 기능은 단순하다. 즉 출구 LER에 도착한 데이터 패킷의 입력 레이블이나 IP 헤더에 따라 지정된 출력 인터페이스로 데이터 패킷을 전달하기만 하면 된다. 이러한 기능은 본 서비스를 하지 않는 LER에서도 제공되므로 더 이상 언급하지 않는다.

LER이 입구 역할을 할 때 본 서비스를 위해서 필요한 기능 구조는 그림 3의 예와 같다. LER은 고장 감지 장치, 부하 분산기, CR-LSP 설정 장치, 본 서비스 용 Forwarding Engine (FE)등의 기능 블록을 가진다. 점선 네모 안에 따로 표시된 고객 정보 관리기와 망 자원 검색 및 경로 계산 장치는 전용 서버에 장착됨으로써 중앙집중적으로 구현될 수

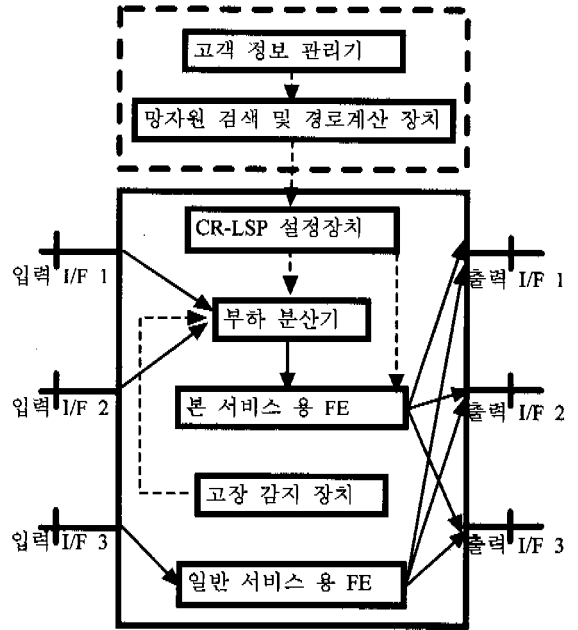


그림 3. 본 서비스를 위한 LER의 기능 구조

도 있다. 그림 3에서 점선 화살표는 제어 위한 정보의 흐름이고 실선 화살표는 IP데이터 패킷의 흐름이다.

고객 정보 관리기는 3 절의 고객 관리 기능을 수행한다. 또한 고객과 맺은 협약에 관한 정보를 망 자원 검색 및 경로 계산 장치에게 전달하는 기능도 수행한다. 망 자원 검색 및 경로 계산 장치는 3 절의 망 자원 검색 및 경로 계산 기능을 수행한다. 망 자원 검색 및 경로 계산 장치는 CR-LSP설정 장치에게 경로 계산 결과를 알려주는 기능도 수행한다.

CR-LSP 설정 장치는 CR-LDP나 RSVP-TE에 의해 구현되며, 3 절의 CR-LSP 설정 기능을 수행한다. CR-LSP 설정 장치는 설정된 CR-LSP들의 ID를 부하 분산기에게 알려주는 기능도 수행한다. 또한 본 서비스 용 FE에게 CR-LSP들의 ID와 레이블과 출력 인터페이스와 다음 홉을 알려주는 기능도 수행한다. 고장 감지 장치는 3 절의 고장 감지 기능을 수행한다. 고장 감지 장치는 고장이 발생한 CR-LSP의 ID를 부하 분산기에게 알려주는 기능도 수행한다.

부하 분산기는 3절의 부하 분산 기능을 수행한다. 부하 분산기가 유지 관리하는 정보는 그림 4의 a)와 같다. 부하 분산기는 입력 인터페이스를 식별자로 하여 각 흐름의 정보를 관리한다. 왜냐하면 본 서비스를 받는 트래픽 흐름은 입력 인터페이스에

Input Interface	Reserved Bandwidth	Bandwidth of Each CR-LSP	CR-LSP IDs and their states	Load Balancing Policy	Next CR-LSP ID	Etc.

(a)

ISP ID	Outgoing Label	Outgoing Interface	Next Hop	Etc.

(b)

IP header Information (including destination address)	Outgoing Label	Outgoing Interface	Next Hop	Etc.

(c)

그림 4. 각 기능 블록이 유지 관리하는 정보: a) 부하 분산기, b) 본 서비스 용 FE, c) 일반 패킷용 FE

따라 구분되기 때문이다. 각 흐름의 정보는 그 흐름이 요구하는 예약 대역폭 R, 각 CR-LSP의 대역폭 B, 각 CR-LSP들의 ID와 상태, 부하 분산 정책 등을 포함한다. 여기서 CR-LSP의 상태는 그 CR-LSP가 고장인지 아닌지를 나타낸다. 부하 분산 정책은 부하를 똑같이 나누기 위한 정책이다. 그 정책의 가장 단순한 형태는 라운드 로빈(round robin) 이지만 랜덤 넘버나 헤쉬 기능을 활용할 수도 있다<sup>[21,22]</sup>. 한편 부하 분산기는 다음 패킷이 전송될 CR-LSP의 ID를 계산해 놓고 있을 수도 있다.

본 서비스 용 FE은 CR-LSP의 ID (identifier)에 따른 패킷 포워딩 기능을 수행한다. 본 서비스 용 FE이 유지 관리하는 패킷 전달 정보는 그림 4의 b)와 같다. 즉 CR-LSP의 ID를 식별자로 하여 레이블과 출력 인터페이스와 다음 홉 등이 추출될 수 있다. 그림3과 같이 본 서비스 용 FE과 일반 IP 패킷용 FE를 분리할지 말지는 구현상의 선택에 불과하다. 그러나 통합적으로 구현하려면 다중화된 식별자를 지원하도록 FE이 구성되어야 한다. 왜냐하면 일반 IP 패킷 용 FE의 패킷 전달 정보의 식별자는 그림 4의 c)와 같이 IP 헤더 정보(목적지 주소 포함)이기 때문이다.

#### 5. 데이터 패킷의 전달 과정

LER이 가지고 있는 많은 입력 인터페이스들 중 본 서비스를 받을 입력 인터페이스는 지정되어 있다. 그림 3의 예에서는 입력 인터페이스 1과 입력 인터페이스 2가 본 서비스를 받을 인터페이스이다.

입구 LER의 지정된 인터페이스로써 유입된 데이터 패킷은 부하 분산기를 거침으로써 CR-LSP의 ID가 결정된다. 본 서비스 용 FE에서는 그 ID를 식별자로 활용하여 레이블과 출력 인터페이스를 추출함으로써 데이터 패킷을 포워딩 한다. CR-LSP를 통해 출구 LER까지 도착한 데이터 패킷은 입력 레이블이나 IP 헤더에 따라 지정된 출력 인터페이스로 포워딩된다.

### IV. 수치적 정형화

이 장에서는 앞 장의 고장 감내 방식을 메커니즘 0로써 수치적으로 정형화하고, 동작 경로에 대한 보호 경로를 따로 두는 고장 감내 방식을 메커니즘 k로써 정형화한다. 이를 위하여 몇 개의 변수를 도입한다. 변수 n은 주어진 두 LER 사이의 CR-LSP의 개수로 정의된다. 변수 B는 n개의 CR-LSP가 설정될 시에 각각 확보한 대역폭이다. 변수 R은 그 두 LER간에 전달할 트래픽 흐름의 예약 대역폭이다. 단  $R <= nB$ 이다. 정리해 보면 메커니즘 0와 메커니즘 k의 수치적 정형화를 위해서 도입하는 변수들은 다음과 같다.

- n: CR-LSP의 개수,  $1 < n$
- B: 각 CR-LSP의 대역폭,  $0 < B$
- R: 트래픽 흐름의 예약 대역폭,  $0 < R <= (nB)$

#### 1. 메커니즘 0

메커니즘 0에서는 설정된 n개의 CR-LSP가 모두

동작 경로이면서도 자신을 제외한 나머지 CR-LSP들의 보호 경로가 된다. 각 CR-LSP는 설정 시에 예약 대역폭 R/n을 할당 받아 유휴 대역폭 B- R/n을 지닌다. 그러나 설정된 n개의 CR-LSP들 중 i개의 CR-LSP가 고장이면 정상인 각 CR-LSP는 예약 대역폭 R/(n-i)을 할당 받는다. 다시 말해서 항상 정상인 CR-LSP들은 예약 대역폭 R을 똑같이 나누어 할당 받는다. 정상인 CR-LSP에 고장이 발생하거나 고장이었던 CR-LSP가 회복되면 예약 대역폭의 할당 상태는 변화한다. 이와 같은 고장 및 회복에 따른 동작을 알고리즘으로 간략히 정리해 보면 다음과 같다.

```

메커니즘_0 {
/* given reserved bandwidth R
S=set of disjoint paths for two given nodes;
n= cardinality of S;
B= bandwidth of each path in S;
U= R/n;
Assign the reserved bandwidth U to each path in S;
S'=S;          /* normal paths in S
While (true) do {
If (any path in S' is failed or any path in S-S' is recovered) {
S'= set of normal paths;
n'=cardinality of S';
U'= R/n';
if (U' > B) {
output error message non restorable;
exit; }
Assign the reserved bandwidth U' to each path in S'; }
Transfer unit of traffic flow through S'; }}
    
```

위 알고리즘은 간략화를 위하여 다음 두 가지 사항을 전제로 고안되었다. 첫째, 정상인 CR-LSP 중 고장이 발생하거나 고장이었다가 회복된 CR-LSP가 있을 시 while 문의 시작 단계에서 확인 가능하다. 둘째, 각 CR-LSP에 대한 실제 예약 대역폭의 할당은 그 CR-LSP에 할당되는 예약 대역폭의 변화 시에만 일어난다.

## 2. 메커니즘 k

메커니즘 k에서는 n개의 CR-LSP들 중 k개가 보

호 경로이고 나머지 n-k개가 동작 경로이다. 각 동작 경로는 초기에 예약 대역폭 R/(n-k)을 할당 받므로 유휴 대역폭 B- R/(n-k)을 지닌다. 각 보호 경로는 초기에 아무런 예약 대역폭도 할당 받지 않으므로 유휴 대역폭 B를 지닌다. 동작 경로들 중 고장이 발생하면, 고장인 동작 경로에 할당되었던 예약 대역폭을 보호 경로들로 옮긴다. 고장이었던 동작 경로가 회복되면, 보호 경로들에 옮겨졌던 예약 대역폭을 다시 제 자리로 옮긴다. 다시 말해서 정상인 보호 경로들은 항상 고장인 동작 경로에 할당되었던 예약 대역폭을 똑 같은 양으로 나누어 할당 받는다. 이와 같은 복구 동작을 알고리즘으로 정리해 보면 다음과 같다. 이 알고리즘은 간략화를 위하여 1절의 알고리즘과 같이 두 가지 사항을 전제로 고안되었다.

```

메커니즘_k {
/* given reserved bandwidth R
S= set of disjoint paths for two given nodes;
n= cardinality of S;
B= bandwidth of each path in S;
W=set of working paths in S;
P=S-W;        /* set of protection paths in S
U= R/(n-k);
W'=W;          /* normal working paths
P'=P;          /* normal protection paths
Assign the reserved bandwidth U to each path in W;
While(true) do {
If (any path in W'UP' is failed or any path in (W-W')U(P-P') is recovered) {
W'= set of normal paths in W;
w'=cardinality of W';
P'= set of normal paths in P;
p'=cardinality of P;
U'= U(n-k-w') / p';
if (U' > B) {
output error message non restorable ;
exit; }
Assign the reserved bandwidth U' to each path in P';
Assign the reserved bandwidth U to each path in W'; }
Transfer unit of traffic flow through P'UW'; }}
    
```

### V. 자원 활용도에 대한 서비스 가용성의 관계

이 장에서는 수치적으로 정형화한 두 메커니즘의 활용도와 가용성의 관계를 수식으로 밝히고 비교 분석한다. 이를 위하여 몇 가지 변수를 정의하겠다. 경로 고장율  $\rho$ 는 각 CR-LSP가 단위 시간당 고장일 확률로 정의한다. 비율  $x$ 는 예약 대역폭  $R$ 의 경로 대역폭  $B$ 에 대한 비율  $R/B$ 로 정의한다. 활용도  $y$ 는 예약 대역폭  $R$ 의 총 대역폭  $nB$ 에 대한 비율  $R/(nB)$ 로 정의한다. 가용성  $Q$ 는 서비스가 중단되지 않을 가능성을 추정한 값으로서  $1-P$ 로 정의된다. 여기서 변수  $P$ 는 서비스 중단 확률로서 집합  $S$ 에 속하는  $n$ 개의 CR-LSP가 모두 정상인 상태에서 한 개 이상의 CR-LSP에 고장이 발생함으로써 복구할 수 없을 확률이다. 정리해 보면 두 메커니즘의 활용도와 가용성의 관계를 수식으로 밝히기 위해서 도입하는 변수들은 다음과 같다.

- $\rho$ : 각 CR-LSP의 고장율,  $0 < \rho < 1$
- $x$ : 예약 대역폭  $R$ 의 경로 대역폭  $B$ 에 대한 비율  $R/B$
- $y$ : 활용도, 즉 예약 대역폭  $R$ 의 총 대역폭  $nB$ 에 대한 비율  $R/(nB)$
- $P$ : 서비스 중단 확률
- $Q$ : 가용성,  $1-P$

메커니즘 0의 경우엔 총 예약 대역폭  $R$ 이 정상인 CR-LSP(들)의 대역폭 합을 초과하면 서비스가 중단된다. 메커니즘  $k$ 의 경우엔 고장인 동작 경로(들)의 예약 대역폭 합이 정상인 보호 경로(들)의 대역폭 합을 초과하면 서비스가 중단된다. 예를 들어 그림 1에서와 같이 MPLS망에서 두 LER 간의 세 개의 CR-LSP  $a$ 와  $b$ 와  $c$ 가 있다고 하자. 각 CR-LSP는 64M의 대역폭을 차지하고 있고 두 LER 간에 요구되는 예약 대역폭은 60M라 하자. 그러면 메커니즘 0에서는 3개의 CR-LSP에 각기 20M씩 할당한다. 한편, 하나의 CR-LSP  $a$ 가 보호 경로이고 두 개의 CR-LSP  $b$ 와  $c$ 가 동작 경로인 메커니즘  $k$ 에서는 두 개의 CR-LSP  $b$ 와  $c$ 에 각기 30M를 할당한다. 메커니즘 0에서는 두 개의 CR-LSP  $a$ 와  $b$ 가 고장일 지라도 나머지 CR-LSP  $c$ 에 60M를 할당함으로써 복구할 수 있다. 그러나 하나의 보호 경로를 사용하는 메커니즘  $k$ 에서는 두 개의 CR-LSP  $a$ 와  $b$ 가 고장이면 서비스가 중단된다.

#### 1. 메커니즘 0의 서비스 가용성에 대한 자원 활용도의 관계

이 절에서는 메커니즘 0의 서비스 중단 확률  $P$ 를 구함으로써 가용성  $Q$ 와 활용도  $y$ 의 관계를 수식으로 밝힌다. 먼저  $R > nB$ 이면  $P=1$ 과  $Q=0$ 으로 정의한다. 왜냐하면  $R > nB$ 이면 메커니즘 0의 적용조차 불가능하기 때문이다. 또한  $R \leq 0$ 이면  $P=0$ 와  $Q=1$ 로 정의한다. 왜냐하면  $R \leq 0$ 이면 서비스 중단될 가능성이 전혀 없기 때문이다. 이제부터 계산하는 서비스 중단 확률  $P$ 와 가용성  $Q$ 는 예약 대역폭  $R$ 의 범위가  $0 < R \leq nB$ 일 때이다.

$n$  개의 CR-LSP 중  $i$  개의 CR-LSP가 고장이어서 서비스가 중단될 확률을  $P(i)$ 라 하자. 그러면  $P$ 는 다음과 같다.

$$P = \sum_{i=1}^n P(i) \tag{1}$$

이제  $P(i)$ 를 구해보자.  $n$  개의 CR-LSP 중  $i$  개의 CR-LSP가 고장인 경우의 수는  $C_i^n = n!/(i!(n-i)!)$ 이고 주어진  $i$  개의 CR-LSP가 고장인 확률  $f(\rho, n, i)$ 는 다음 수식과 같다.

$$f(\rho, n, i) = \rho^i (1-\rho)^{n-i} \tag{2}$$

따라서  $i$  개의 CR-LSP가 고장일 확률은  $C_i^n f(\rho, n, i)$ 이다. 한편  $i$  개의 CR-LSP가 고장이면  $n-i$  개의 정상인 CR-LSP에  $R$ 의 대역폭을 예약해야만 복구 가능하다. 따라서  $R \leq B(n-i)$ 이면 복구 가능하고 아니면 서비스가 중단되는데, 이를 다음과 같이 정의되는 가부 (boolean) 함수  $\beta$ 를 이용하여 표현해보자.

$$\beta(e) = \begin{cases} 1, & \text{if } e \text{ is true,} \\ 0, & \text{else} \end{cases} \tag{3}$$

그러면  $P(i)$ 는 다음과 같다.

$$P(i) = f(\rho, n, i) C_i^n \beta(R > B(n-i)) \tag{4}$$

따라서 메커니즘 0의 서비스 중단 확률은 다음과 같다.

$$P = \sum_{i=1}^n (f(\rho, n, i) C_i^n \beta(R > B(n-i))) \tag{5}$$



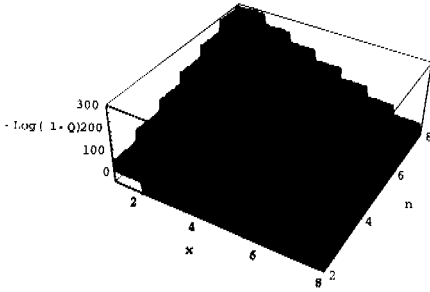


그림 5. 변수 x와 n와 가용성 Q의 관계 (ρ=10<sup>-20</sup>)

여기서 서비스 중단 확률 P는 변수 R과 변수 B가 변함에 따라 변한다. 하지만 변수 R과 변수 B가 각각 무슨 값을 가지든 R/B 값이 주어지면 P는 일정한 값을 가진다. 따라서 R/B를 변수 x로 치환할 수 있다. 따라서 0<x≤n일 때 서비스 중단 확률 P는 다음과 같이 세 가지의 독립된 변수 n, ρ, x에 의해서 결정된다.

$$P = \sum_{i=1}^n (f(\rho, n, i) C_i^n \beta(x > (n-i))) \quad (6)$$

이제 메커니즘 0의 서비스 중단 확률 P로부터 가용성 Q를 다음과 같이 수식으로 밝힐 수 있다.

$$Q = 1 - P = 1 - \sum_{i=1}^n (f(\rho, n, i) C_i^n \beta(x > (n-i))) \quad (7)$$

가용성 Q는 서비스 중단 확률 P와 마찬가지로 세 가지의 독립된 변수 n, ρ, x에 의해서 결정된다. 가용성 Q는 CR-LSP의 고장율 ρ가 증가함에 따라 감소하고, 비율 x가 증가함에 따라 감소한다.

예를 들어 변수 ρ가 10<sup>-20</sup>로 고정되어 있을 때 변수 x와 n와 Q의 관계는 그림 5와 같다. 그림 5에서 가로축은 변수 x를, 세로축은 변수 n을, 높이는 -Loge(1-Q)를 나타낸다. 변별성을 증가시키기 위하여 높이는 가용성 Q가 아니라 -Loge(1-Q)를 나타낸다.

이제 3장에서 언급한 바와 같이 가용성의 수준에 따라 CR-LSP의 대역폭 B와 CR-LSP의 개수 n을 결정할 수 있음을 알 수 있다. 즉, 변수 n과 변수 B는 예약 대역폭 R, 경로 고장율 ρ, 가용성의 하한 값이 주어질 때 수식 2, 3, 7을 이용하여 구할 수 있다.

이제 메커니즘 0의 서비스 중단 확률 P로부터 가용성 Q와 활용도 y의 관계를 다음과 같이 수식으로 밝힐 수 있다. 단 0<y≤1이다.

$$Q = 1 - \sum_{i=1}^n (f(\rho, n, i) C_i^n \beta(y > ((n-i)/n))) \quad (8)$$

가용성 Q는 세 가지의 독립된 변수 n, ρ, x에 의해서 결정된다고도 볼 수 있지만 독립된 변수 n, ρ, y에 의해서 결정된다고도 볼 수 있다.

## 2. 메커니즘 k의 서비스 가용성에 대한 자원 활용도의 관계

이 절에서는 메커니즘 k의 서비스 중단 확률 P를 구함으로써 가용성 Q와 활용도 y의 관계를 수식으로 밝힌다. 먼저 R>(n-k)B이면 P=1과 Q=0으로 정의한다. 또한 R≤0이면 P=0과 Q=1로 정의한다. 이제부터 계산하는 서비스 중단 확률 P와 가용성 Q는 예약 대역폭 R의 범위가 0<R≤(n-k)B일 때이다.

고장인 CR-LSP의 수를 변수 i로 나타내자. 고장인 CR-LSP의 수 i가 보호 경로의 개수 k이하이면 항상 복구 가능하다. 따라서 서비스 중단 확률을 계산하기 위하여 i는 k+1에서 n까지 변화한다. m을 고장인 동작 경로 수를 나타내는 변수라 하자. 그러면 i-m은 고장인 보호 경로를 나타낸다. m은 i-k부터 min(i, n-k)까지 변화할 수 있다. 한편 k개의 보호 경로 중 고장인 i-m개를 골라낼 경우의 수는 C<sub>i-m</sub><sup>k</sup> = k!/((i-m)!(k-i+m)!) 이다. 또한 n-k개의 동작 경로 중 고장인 m개를 골라낼 경우의 수는 C<sub>m</sub><sup>n-k</sup> = (n-k)!/(m!(n-k-m)!)이다. 한편 정상인 보호 경로의 수는 k-i+m이다. 따라서 정상인 각 보호 경로는 (R/(n-k))\*m/(k-i+m)의 예약 대역폭을 할당 받아야 복구 가능하다. 즉 익스프레션 e={(R/(n-k))\*m/(k-i+m)} > B가 참이면 서비스가 중단된다. 따라서 메커니즘 k의 서비스 중단 확률은 다음과 같다.

$$P = \sum_{i=k+1}^n \left( f(\rho, n, i) \sum_{m=i-k}^{\min(i, n-k)} (C_{i-m}^k C_m^{n-k} \beta(e)) \right) \quad (9)$$

여기서 변수 R과 변수 B가 각각 무슨 값을 가지든 x=R/B 값이 주어지면 P는 일정한 값을 가진다. 따라서 0<x≤n-k일 때 서비스 중단 확률 P는 다음과 같이 네 가지의 독립된 변수 n, ρ, x, k에 의해서 결정된다.

$$P = \sum_{i=k+1}^n \left( f(\rho, n, i) \sum_{m=i-k}^{\min(i, n-k)} (C_{i-m}^k C_m^{n-k} \beta(e)) \right)$$

where

$$e = (xm > (n-k)(k-i+m)) \quad (10)$$

이제 메커니즘 k의 서비스 중단 확률 P로부터 가용성 Q와 활용도 y의 관계를 다음과 같이 수식으로 밝힐 수 있다. 단  $0 < y \leq (n-k)/n$  이다.

$$Q = 1 - \sum_{i=k+1}^n \left( f(\rho, n, i) \sum_{m=i-k}^{\min(i, n-k)} (C_{i-m}^k C_m^{n-k} \beta(e)) \right)$$

where

$$e = (ym > ((n-k)(k-i+m)/n)) \quad (11)$$

가용성 Q는 네 가지의 독립된 변수 n,  $\beta$ , x, k에 의해서 결정된다고도 볼 수 있지만 독립된 변수 n,  $\beta$ , y, k에 의해서 결정된다고도 볼 수 있다. 한편, 메커니즘 k의 경우도 메커니즘 0의 경우와 마찬가지로 가용성의 수준에 따라 CR-LSP의 대역폭 B와 CR-LSP의 개수 n을 결정할 수 있다.

### 3. 두 메커니즘의 비교 분석

메커니즘 0의 가용성은 세 개의 독립된 세 개의 변수 n,  $\beta$ , y를 가진다. 한편 메커니즘 k의 가용성은 변수 n,  $\beta$ , y와 더불어 변수 k를 가진다. 비교를 위해서 변수 n은 2, 4, 8로 고정시킬 수 있다. 왜냐하면 일반적인 MPLS망에서 CR-LSP 보호를 위해 2, 4, 8개의 CR-LSP들을 한 묶음으로 운용하기 때문이다. 변수 k는 1, n/2, n-1로 고정시킬 수 있다. 왜냐하면 세가지 값으로 고정시켜도, 동작 경로와 보호 경로의 관계가 일-대-일, 일-대-다, 다-대-일, 혹은 다-대-다인 기존의 경로 보호 메커니즘을 모두 포함할 수 있기 때문이다. 뿐만 아니라 세 가지 이외의 k 값에 대한 가용성도 충분히 예측할 수 있기 때문이다.

고장률  $\rho$ 이 주어질 때, 가용성 Q와 활용도 y의 관계는 그림 5의 그래프들에 나타나 있다. 그림 5의 그래프들에서 가로축은 활용도 y 이고 세로축은  $-\text{Log}_e(1-Q)$ 이다. 변별성을 높이기 위하여 세로축은 가용성 Q가 아니라  $-\text{Log}_e(1-Q)$ 를 나타낸다. 메커니즘 0는 실선으로 메커니즘 k는 k가 1, (n/2), (n-1) 일 때 각각 가는 점선, 토막선, 굵은 점선으로 나타나 있다.

그림 5에서 볼 수 있듯이 활용도 y값이 주어질

때 메커니즘 0는 메커니즘 k보다 크거나 같은 가용성 Q 값을 가진다. 메커니즘 0는 활용도 y가 구간  $(n-k-1)/n < y \leq (n-k)/n$ 에 있을 때만 가용성 Q의 측면에서 메커니즘 k와 같고 나머지 구간에서는 월등히 우세하다. 한편 가용성의 하한 값이 주어질 때 메커니즘 0는 메커니즘 k보다 크거나 같은 활용도 y 값을 가진다. 따라서 메커니즘 0는 메커니즘 k보다 활용도 측면과 가용성 측면에서 우세하다.

변수 k가 변화에 따른 메커니즘 k의 활용도와 가용성 간의 관계는 k가 1, (n/2), (n-1)일 때를 비교함으로써 알 수 있다. 보호 경로의 수 k가 증가함에 따라 메커니즘 k를 적용할 수 있는 활용도 y의 구간은 좁아진다. 다시 말해서 메커니즘 k는 y가  $(n-k)/n$  이하일 때만 적용 가능하다. 주어진 활용도 y에 대해서 메커니즘 k를 적용할 수만 있다면 보호 경로의 수 k가 증가함에 따라 가용성 Q가 커진다.

## VI. 관련 연구

MPLS망에서의 경로 보호 메커니즘이나 부하 분산에 대한 표준화는 IETF를 중심으로 진행되고 있다. MPLS망에서의 경로 보호 메커니즘들의 기반 구조를 제시하는 인터넷 드래프트에서는 경로 보호 메커니즘들을 다양한 기준으로 분류하고 절차를 정리하였다<sup>[9]</sup>. 또한 LDP와 CR-LDP에 고장 감내 기능을 추가하는 작업과<sup>[23]</sup>, 트래픽 흐름에 대한 고장 감내 에트리뷰트들과 그들의 기능을 정리하는 작업도 진행되고 있다<sup>[24]</sup>. 한편 부하 분산에 영향을 주는 메커니즘들과 그 메커니즘들을 정책 기반으로 제어하는 방식들이 제시되고 있고<sup>[25]</sup>, OSPF나 IS-IS와 같은 IGP(Interior Gateway Protocol)의 확장을 활용함으로써 다수의 경로를 설정하는 알고리즘도 제안되고 있다<sup>[22]</sup>.

MPLS망에 적용 가능한 부하 분산 방식에 대한 수치적 분석도 존재한다. 일반 라우터에서 패킷을 여러 개의 다음 홉으로 나누어 보내기 위하여 헤쉬 기능을 이용하는 방법에 대한 수치적 분석과<sup>[21]</sup>, 트래픽 흐름의 분할 전송을 허용하는 통신망에서 경로 보호 메커니즘들을 비교 분석하는 연구가 최근에 발표되었다<sup>[26]</sup>.

이산 라우팅은 적응성 라우팅 (adaptive routing)의 대안이자 망 내의 부하 분산 수단으로서 제안되었다<sup>[13]</sup>. 물리 계층(physical layer)에서의 이산 라우팅은 하드웨어에서의 인코딩과 디코딩을 통해 메시

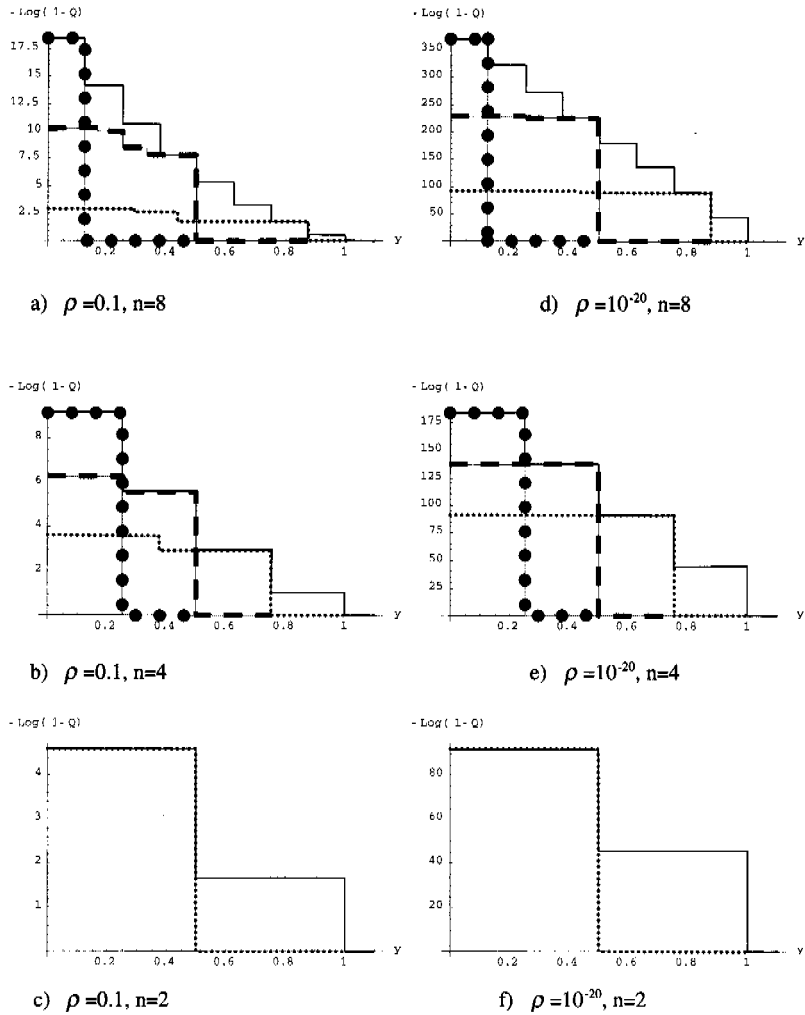


그림 6. 자원 활용도  $y$ 에 대한 서비스 기용성  $Q$

지 전송 시간의 감소와 부하 분산의 효과를 낸다. 이러한 효과는 메시지들이 포와슨 (Poisson)분포로 도착한다는 가정 하에 통계적으로 분석되었다.

또한 회선 교환 망 (circuit switched network)에서 이산 라우팅을 채널의 랜덤 접근 방식과 통합하여 의료 영상의 응용에 적용하는 연구가 있었다<sup>[14]</sup>. 여기서 채널의 랜덤 접근은 CSMA/CD에서의 방식과 비슷한 방식으로 처리량을 증가 시키기 위한 수단으로서 도입되었다.

이와 더불어 ATM(Asynchronous Transfer Mode)에서 이산 라우팅과 채널의 랜덤 접근을 통합한 방식의 성능을 분석한 연구도 존재한다<sup>[17]</sup>. 이 연구에서는 시험용 토폴로지상에서 몇 가지 변수들 간의

관계를 확률적으로 계산함으로써 다양한 정책을 비교하였다.

여기서 몇 가지 변수란 처리량(throughput)과, 한 경로를 공유할 수 있는 최대 흐름 수와, 랜덤 접근을 통해 채널을 차지하기 위한 평균 시도 횟수 등이다. 또한 여기서 정책이란 트래픽 흐름 당 경로의 개수나 메시지를 쪼개서 보낼 때의 부메시지(sub-message)의 개수를 결정하는 방법이다.

한편 메쉬나 하이퍼큐브 같은 분산 컴퓨팅 환경에서 실시간 작업을 위하여 이산 라우팅을 활용하는 연구도 존재한다<sup>[15]</sup>. 이 연구에서는 하나의 메시지를 여러 개의 복사본으로 만들어 중복 없는 경로들을 통해서 보냄으로써 시간 준수와 신뢰성을 얻

는 방안을 제시하였다. 복사본의 개수와 메시지 손실에 따른 비용간에 trade-off가 있음을 밝히고, 이러한 trade-off를 최적화는 방안을 제시한 후, 메쉬와 하이퍼큐브에서의 시뮬레이션을 통해 그 방안의 효율성을 보였다.

본 논문의 연구와 비슷한 목적에서 Banerjea<sup>[16]</sup>는 세션 당 자원의 예약을 허락하는 연결 기반의 통신망에서 실시간 전송 서비스를 위해 이산 라우팅의 기반 구조를 제시한다. 메시지를 여러 경로에 쪼개어 보내고 동시에 별도의 경로들에 에러 정정 코드도 보내는 이산 라우팅의 기반 구조는 분산성(dispersity), 중복성(redundancy), 해체성(disjointness) 등의 변수들로써 정형화된다. 여기서 분산성은 트래픽 흐름 당 총 경로 개수이고, 중복성은 트래픽 흐름 당 에러 정정 코드(Error correction code)의 전송을 위한 경로의 개수이고, 해체성은 한 링크를 공유할 수 있는 최대 경로 수이다. 여기서 에러 정정 코드는 투명하게 고장을 복구하도록 설계된 것들이다. 이산 라우팅의 기반 구조를 제시함과 더불어 분산성, 중복성, 해체성등의 변수들의 변화 따른 특징을 17-노드 시험용 망에서 시뮬레이션을 통해 비교 분석하였다. 분석 결과 고장 감내 수준과 망 사용 용량간에 trade-off가 있음이 밝혀졌을 뿐 아니라 정형화된 이산 라우팅이 경제적이고 유연성 있는 방식임으로 결론지어졌다.

Banerjea의 기존 연구와 본 연구의 대표적 차이점 중 하나는 고장 감내 수준과 망 사용 용량에 대한 척도에 있다. 고장 감내의 수준의 척도를 이 기존 연구에서는 에러 정정 코드(Error correction code)에 대한 자원 할당량인 중복성으로 보는 반면 본 연구에서는 경로의 고장율에 기반한 가용성으로 본다. 또한 망 사용 용량의 척도를 이 기존 연구에서는 시험용 망이 수용할 수 있는 트래픽 흐름의 개수로 보는 반면 본 연구에서는 하나의 트래픽을 위해 사용하는 망 자원량으로 본다.

## VII. 결론

본 논문에서는 MPLS망에서 실시간 전송 서비스를 위한 고장 감내 메커니즘을 제안하고 분석하였다. 본 메커니즘의 서비스 가용성과 망의 자원 활용도의 관계를 수식으로 밝히고 기존의 경로 보호 메커니즘을 모델링하는 메커니즘 k 보다 가용성과 활용도의 측면에서 우세함을 보였다. 본 메커니즘은 사전 설정 방식이므로 CR-LSP 고장 시에 빨리 복

구할 수 있고 복구 후에 원래의 트래픽에 대하여 예약 대역폭이 유지된다는 장점을 지닌다. 본 메커니즘은 실시간 전송 뿐 만 아니라 이러한 장점을 필요로 하는 다른 응용들에도 적용될 수 있다.

본 연구의 향후 연구 과제는 본 메커니즘을 실제 망에 적용하는데 필요한 것들에 관한 것이다. 본 논문에서는 같은 대역폭을 가지는 CR-LSP들만을 활용한다는 가정을 하였는데, 실제 망에서는 다른 대역폭을 가지는 CR-LSP들을 활용해야 하는 상황이 발생하므로, 이에 대한 연구가 필요하다. 또한 본 논문에서는 부하 분산기가 균등한 부하 분산을 할 수 있다고 가정하였는데, 균등한 부하 분산을 위하여 상이한 길이의 IP 패킷들을 적절히 분류하는 방안도 향후 연구 과제이다.

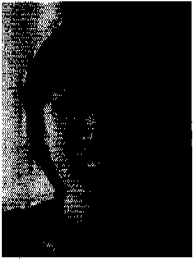
## 참고 문헌

- [1] R. Callon, et al., A Framework for Multiprotocol Label Switching, work in progress, IETF Internet Draft <draft-ietf-mpls-framework-05.txt>, September 1999
- [2] E. C. Rosen, et al., Multiprotocol Label Switching Architecture, work in progress, IETF Internet Draft < draft-ietf-mpls-arch-07.txt>, July 2000
- [3] V. Sharma, et al., "Framework for MPLS Based Recovery", work in progress, IETF Internet Draft < draft-ietf-mpls-recovery-fmwrk-00.txt>, September 2000.
- [4] W. D. Grover, The self healing network: A fast distributed restoration technique for networks using digital cross connect machines, in Proc. IEEE GLOBECOM'87, pp1090-1095, 1987.
- [5] C. -H. E Chow, et al., A fast distributed network restoration algorithm,' in Proc. 12th Int. Phoenix Conf. Computers Communications, Phoenix, AZ, 1993.
- [6] R. Kawamura, et al., Self-healing ATM networks based on virtual path concept, *IEEE J. select. Areas Commun.*, Vol. 12, pp.120-127, Jan. 1994.
- [7] Y. Xiong and L. G. Mason, Restoration strategies and spare capacity requirements in self-healing ATM Networks, *IEEE/ACM Trans-*

- actions on Networking*, Vol. 7, No.1, pp. 98-110, Feb. 1999.
- [8] A. Banerjea, Fault recovery for guaranteed performance communications connections, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Vol. 7, No. 5, pp. 653-668, Oct. 1999.
- [9] S. Han and K.G. Shin, Efficient spare-resource allocation for fast restoration of real-time channels from network component failures, in Proc. The 18th IEEE Real-Time Systems Symposium, Los Alamitos, CA, USA, pp. 99-108, 1997.
- [10] R. Kawamura and S. Ohta, Self healing ATM network architecture: Implementation results from NTT's nationwide test bed ATM network, in Proc. NETWORKS'96, Sydney, Australia, pp. 717-722, 1996.
- [11] C. Dovrolis and P. Ramanathan, Resource aggregation for fault tolerance in integrated services networks, *ACM SIGCOMM: Computer Communication Review*, Vol. 28, No. 2, April 1998.
- [12] S. Han and K. G. Shin, Fast restoration of real-time communication service from component failures in multi-hop networks, *ACM SIGCOMM: Computer Communication Review*, Vol.27, No.4, pp.77-88, Oct. 1997.
- [13] N.F. Maxemchuk, Dispersity routing, INFOCOM '93. in Proc. ICC'75, Sanfrancisco, California, pp. 41.10-41.13 Jun. 1975.
- [14] N.F. Maxemchuk, Dispersity routing in high speed networks, *Computer Networks and ISDN Systems*, Vol. 25, No. 6, pp. 645-661, Jan. 1993.
- [15] P. Ramanathan and K. G. Shin, Delivery of time-critical messages using a multiple copy approach, *ACM Transactions on Computer Systems*, Vol. 10, No. 2, pp. 144-166, May. 1992.
- [16] A. Banerjea, Simulation study of the capacity effects of dispersity routing for fault tolerant real-time channels, *ACM SIGCOMM: Computer Communication Review*, Vol. 26, No. 4, pp. 194-205, Oct. 1996.
- [17] N.F. Maxemchuk, Dispersity routing on ATM networks, IEEE INFOCOM' 93, The Conference on Computer Communications Proceedings, 12th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies. Networking: Foundation for the Future, Vol.1. Los Alamitos, CA, USA, pp. 347-357, 1993.
- [18] B. Jamoussi, et al., "Constraint-based LSP Setup Using LDP", work in progress, IETF Internet Draft < draft-ietf-mpls-cr-ldp-04.txt >, July 2000.
- [19] G. Ash, et al., "LSP Modification using CR-LDP," work in progress, IETF Internet Draft < draft-ietf-mpls-crlsp-modify-02.txt >, October 2000.
- [20] D. O. Awduche, et al., "RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP Tunnels," work in progress, IETF Internet Draft < draft-ietf-mpls-rsvp-lsp-tunnel-07.txt >, August 2000.
- [21] C., Hopps, "Analysis of Equal-cost Multi-path Algorithm", RFC 2992, November 2000.
- [22] C. Villamizar, "MPLS Optimized OMP", work in progress, IETF Internet Draft < draft-ietf-mpls-omp-00.txt >, available at <http://www.fictitious.org>, August 1999.
- [23] A. Farrel, et al., "Fault Tolerance for LDP and CR-LDP", work in progress, IETF Internet Draft < draft-ietf-mpls-ldp-ft-00.txt >, October 2000.
- [24] D. Awduche, et al., "Requirements for Traffic Engineering Over MPLS", RFC2702, September 1999.
- [25] S.Wright, et al., "Traffic Engineering of Load Distribution", work in progress, IETF Internet Draft < draft-wright-load-distribution-00.txt >, July 2000.
- [26] S. -Y. Kim, et al., "Comparison and Analysis of Path Protection Mechanisms in Communication Networks allowing transmission of a Traffic Flow split, Conference of Korean Institute of Communication Science, pp. 1016-1019, November 2000.

김 숙 연(Sook-Yeon Kim)

정회원



1991년 2월: 연세대학교

전산학과 학사

1993년 2월: KAIST 전산학과

석사

1998년 2월: KAIST 전산학과

박사

1998년 3월~1999년 1월: ETRI

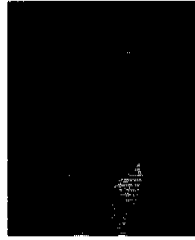
부설 슈퍼컴퓨터 센터 박사후 연수 연구원

1999년 2월~현재: ETRI 선임연구원

<주관심 분야> 인터넷, MPLS 기술, 상호연결망, 알고리즘

이 유 경(Yoo-Young Lee)

정회원



1978년 2월: 한국항공대학교

전자공학과 학사

1980년 2월: 연세대학교 대학원

전자공학과 석사

1980년 9월~1984년 3월: 공군

2사관학교 전자공학과

교관

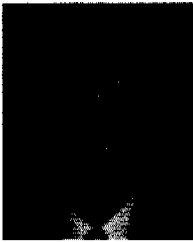
1995년 5월~1996년 4월: NTT 통신망연구소 객원연구원

1984년 4월~현재: ETRI 네트워크기술연구소 인터넷기술연구부장

<주관심 분야> 네트워크 시스템, 라우터, MPLS기술, 인터넷

정 민 영(Min Young Chung)

정회원



1990년 2월: 한국과학기술원

전기 및 전자공학과 학사

1994년 2월: KAIST

전기 및 전자공학과 석사

1999년 2월: KAIST

전기 및 전자공학과 박사

1990년 3월~1992년 2월: KAIST 전기 및 전자공학과 위촉연구원

1998년 2월~1998년 12월: ETRI ATM 정합팀 위촉연구원

1999년 1월~현재: ETRI 네트워크기술연구소 선임연구원

<주관심 분야> 신호망, 지능망, 이동통신망, MPLS망 성능 및 신뢰성 분석

양 선 회(Sunhee Yang)

정회원

1996. 11. Vol. 21. No.11 참조